Ad Hoc 网络中的区域划分和资源分配问题的研究

郭 巍，汤志高，赵 伟

指导教师:曹华林

（海军航空工程学院(青岛)，青岛 266041）

编者按：该论文完整地解决了 Ad Hoc 网络中的区域划分和资源分配问题。建立的优化模型较为合理，运用最大流讨论了抗毁性，结果合理、数据可信；通过考虑平均转发次数，建立最小最大模型求解节能划分方案也是可行的。

摘 要：针对 Ad Hoc 网络中的区域划分和资源分配问题，本文在充分保证不出现通信盲区前提下，分别就有湖泊和无湖泊两种情况建立最优化模型，利用计算机搜索求解得到较为满意的结果；对于网络的抗毁性主要从图论的连通性方面入手，利用最大流量最小割集定理，分别对各划分方式的抗毁性进行讨论，得到 Ad Hoc 网络的抗毁性较强；通过建立最小最大模型，得到较为节能的区域划分方式及信道安排。

【关键词】 最大流量最小割集定理　抗毁性　最小最大模型

1 问题分析

对于等圆无湖泊的划分，只需满足两相交圆公共部分的面积大于规定的要求且不存在通信盲区（完全覆盖）即可；对于圆的大小不同且通信区域中存在一椭圆湖泊的情况，由于湖泊中不存在通信节点，需要扣除湖泊面积，并且相交圆公共部分的面积不小于大圆面积的 5%。

对基于节点的划分方式，将正方形区域内的节点分成若干个簇，对给定的通信节点用不同大小圆将其完全覆盖。由于圆心可以有一个活动范围，半径也可以变化，因此考虑以圆的半径和圆心坐标为变动因子，对整个区域内的所有节点进行遍历。

由于网络节点的能量都是由电池提供的，在网络中工作强度最大的节点为处在两圆公共部分的节点，它同时承担自己的通信功能和转发其它节点的通信功能，所以因断电而首先退出网络的必定是该部分节点。另一方面，节点入网后可处于发射、接收和备用三种状态，且假设节点通信方式为一收一发的形式，首先确定出耗能最多的节点，然后通过调整网络的划分方式，找到使该节点工作时间最长的区域划分方式。

Ad Hoc 网络中一个重要的问题就是如何保证通信的质量，而信息丢包的数量是反映其质量的关键。因此，可以通过确定信息丢包的概率对该网络的通信质量进行总体的定量评价。

2 问题（一）模型的建立与求解

2.1 约束解析：

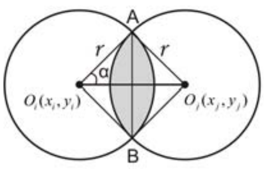

图 1

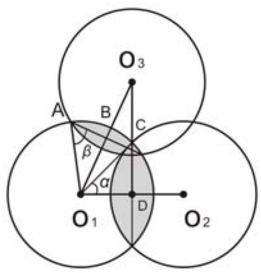

图 2

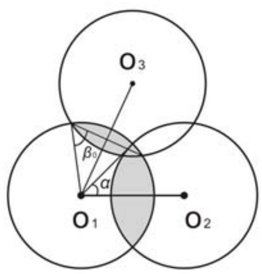

图 3

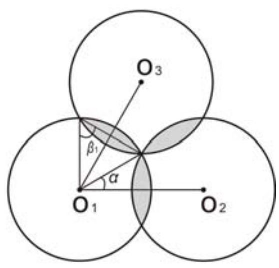

图 4

重合部分面积约束：

如图 1 所示第i、j个圆的坐标分别表示为$O_i(x_i,y_i)$、$O_j(x_j,y_j)$。两圆相交的充分必要条件为：$L(i,j)<r_i+r_j$

任意两圆的圆心距可表示为：

$$L(i,j)=\sqrt{(x_j-x_i)^2+(y_j-y_i)^2}$$

任意两圆的的公共部分面积$S(i,j)$为：

$$S(i,j)=\begin{cases}2\alpha r^2-r^2\sin\alpha\cos\alpha & ,L(i,j)<r_i+r_j\\ 0 & ,L(i,j)\ge r_i+r_j\end{cases}$$

要求相邻两个圆的公共面积不小于一个圆面积的λ倍，则当$L(i,j)<r_i+r_j$时，两圆相交的公共部分必满足

$$S(i,j)\ge\lambda\pi r^2 \tag{2.1}$$

正方形区域的整体规划(图 2)：

在正方形通信区域内O_1D的个数

$$x_0=ceil(\tfrac{1000}{r\cos\alpha})$$

横向中圆的个数

$$m_{row}=ceil(\tfrac{1000}{O_1O_2})=ceil(\tfrac{1000}{2r\cos\alpha})$$

第i行圆的个数

$$n_i=\begin{cases}m_{row} & ,x_0\text{为偶数}\\ m_{row}+1 & ,x_0\text{为奇数}\end{cases}$$

所有圆的行数 $n_{rank}=ceil(\dfrac{1000}{\sqrt{(2\cdot r\cdot\sin\beta)^2-(r\cdot\cos\alpha)^2}})$

边界约束：

当相交圆公共部分的面积恰好占总圆面积的λ（图 3），可确定β_0的值：

$$(\pi-2\beta_0)-\sin\beta_0\cos\beta_0=\lambda\pi \tag{2.2}$$

当三圆共点（图 4）时，$\beta_1=0.25\pi-0.5\alpha$，弦割角$\beta$的范围为：

$$\max(\beta_0,\beta_1)\le\beta<\pi \tag{2.3}$$

2.2 建立、求解模型：

以覆盖正方形圆域的总一跳覆盖区最少为目标，以**(1.1)(1.2)(1.3)**为主要约束条件，可以建立优化模型：

$$Min\quad m_{row}\times n_{rank}+ceil(\tfrac{n_{rank}}{2})w$$

$$S.T\quad\begin{cases}\left.\begin{array}{l}S(i,j)\ge\lambda\pi r_i^2\\ L(i,j)\ge Max(r_i,r_j)\end{array}\right\}j>i\\ \max(\beta_0,\beta_1)\le\beta<\pi\\ (\pi-2\beta_0)-\sin\beta_0\cos\beta_0=\lambda\pi\\ x_{0i}=ceil(\tfrac{1000}{r_i\cos\alpha_i})\\ w=\begin{cases}1 & x_{0i}\text{为偶数}\\ 0 & x_{0i}\text{为奇数}\end{cases}\end{cases}$$

但是由于约束条件非线性并且存在许多严格约束，利用规划软件求得最优解是非常困难的，所以本文利用数学软件*Matlab*搜索求解，分别将$\lambda=5\%$、18%代入模型，以弦心角α为搜索因子，得出当$\lambda=5\%$时，需要**45**个圆；当$\lambda=18\%$时，需要**64**个圆。

信道分配：

信道分配属于资源分配问题，利用图论中的着色模型，得到的 n 个圆划分为 K 个子集 U_1，$U_2,\ldots,U_K$，两两子集中的信道都不相同。能按照这种要求划分的子集数目 K 必须最少，即不能将 n 个圆再细划分为 K-1 个子集。本文对每一个子集着一种颜色，颜色数目 K 即为所需要的最少信道数。

利用图论软件包中着色算法可确定最少需要 3 个信道，此时 $\alpha \in [0.5236, 0.5857]$，在此选择 $\alpha = 0.5857$ 进行信道安排，着色结果如图 5、6：

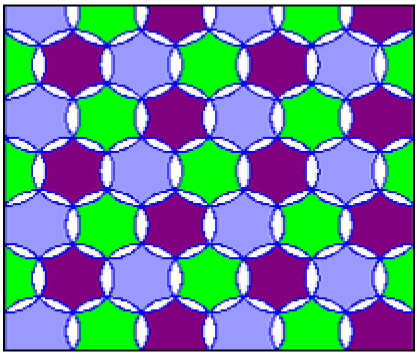

图 5（相交面积 5%）

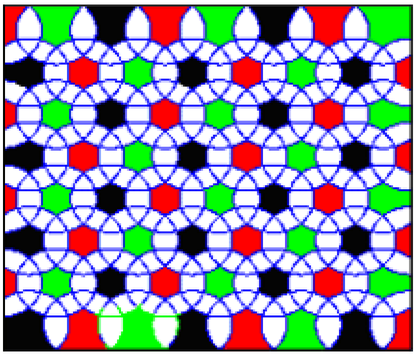

图 6（相交面积 18%）

2.3 抗毁性讨论：

首先假设每个公共部分中心和相应圆心各恰有一个节点，利用图论的知识分别讨论从节点集合中随机抽掉 2%、5%、10%、15%数量的节点后网络的连通性指数。

在考虑网络抗毁性时，不仅要考虑几个关键节点对之间，而且要考虑全网，各个节点对之间的平均连通度，即网络的平均抗毁性。Ad Hoc 网络是无线网络，当删除一个节点时，这个节点无法收发信号，其连通性只考虑节点，不考虑边的影响；可以用为使连通图不连通所必须删除的最小的顶点个数作为衡量一个连通图连通程度的数量标准。

对于一个有 n 个节点的网络，其网路系统的抗毁性指标定义为网路中所有节点对之间不相交通路数的平均数，用 F 表示：

$$F = \sum_{i=1}^{n}\sum_{\substack{j=1 \\ j\neq i}}^{n} Cn(i,j) \Big/ 2N \tag{2.4}$$

利用最大流量最小割集定理计算节点间的连通度，节点间不相交通路数算出 $Cn(i,j)$ 表示节点对之间的连通度。$Cn(i,j)=\min\{d_i,d_j\}$，其中 d_i,d_j 分别表示节点 i 、j 关联的节点数，N 为网路中节点对的数量。

最大流推导（略）、数学规划表达式 ：

$$Max \quad v_f$$

$$s.t.\begin{cases} \sum\limits_{\substack{j\in V \\ (i,j)\in A}} f_{ij} - \sum\limits_{\substack{j\in V \\ (i,j)\in A}} f_{ji} = \begin{cases} v_f & i=s \\ -v_f & i=t \\ 0 & i\neq s,t \end{cases} \\ 0\le f_{ij}\le c_{ij},(i,j)\in A \end{cases} \tag{2.5}$$

抗毁性算法：

约定：第 i 个节点记做A、第 j 个节点记做B，A、B为无向图G的两个顶点，则从A到B的两两无公共内顶的轨为独立轨，A到B独立轨的最大条数记为 $P(A,B)$ 。设G是一个非平凡的连通图，则称 $K(G)=\min\{|V_1|\,|V_1$是G的点割集或G- V_1是平凡图$\}$为G的点连通度。即K(G)是使得G不连通或成为平凡图所必须删除顶点的最小个数。

1．构造一个网络 N，若 G 为无向图：

(1)原 G 图中的每个顶点 v 变成 N 网中的两个顶点 v' 和 v''，顶点 v' 至 v'' 有一条弧连接，弧容量为 1；

(2)原 G 图中的每条边 $e=uv$，在 N 网中有两条弧 $e'=u''v'$, $e''=v''u'$ 与之对应，e' 弧容量为 ∞，e'' 弧容量为 ∞；

(3) A'' 为源顶点，B' 为汇顶点。

2．求 A'' 到 B' 的最大流 F；

3．流出 A'' 一切弧的流量和 $\sum_{e\in(A'',V)} F(e)$，即 $P(A,B)$。所有具有流量 1 的弧 (v',v'') 对应的 v 顶点组成一个割顶集，在 G 图中去掉这些顶点则 G 变成不连通图。

网络抗毁性分析：

根据以上算法可求得连通度，进而将网络的抗毁性描述如表 1：

表 1

抽调节点 / 公共面积	2%	5%	10%	15%	总通信节点数
5%	99.9984%	99.94%	99.20%	96.75%	155
18%	99.75%	99.48%	97.41%	92.95	225

对以上表格数据作横向比较可看出：抽掉的节点数越多，网络的抗毁性越差。纵向比较可以看出：相交面积越大抗毁性反而差。这是由于题目假设每个公共部分中心恰有一个节点造成的，因为在实际中，相交面积大其中节点必定增多。

3 问题（二）模型的建立与求解

3.1 约束解析：

要保证在整个正方形区域内不会出现通信盲区，必须使得圆域完全覆盖整个区域

$$S_{circle}-S_0+S_{ellipse}-S_{repeat}-S'\geq 0$$

正方形面积 S_0，椭圆形湖泊的面积

$$S_{ellipse}=\pi\cdot a\cdot b=205\times105\times\pi$$

所有圆的面积

$$S_{circle}=\sum_{i=1}^{n}\pi r^2$$

重合部分的面积

$$S_{repeat}=\sum_{i=1}^{n}S(i,j)$$

超出正方形的圆的面积存在 6 种情况，如图 7 所示：

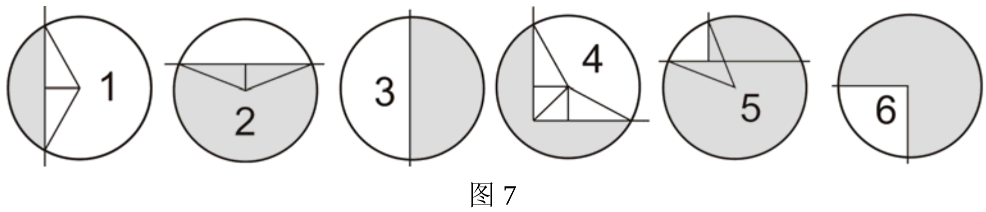

图 7

正方形边界面积总和：

$$S'=\sum_{j=1}^{6}\left(w_j\times S_j\right)$$

其中 $S_j, j=1\cdots6$ 表示图中六种情况下阴影部分面积（计算公式略），w_j 表示是否属于第 j 种情况：

$$w_j=\begin{cases}1 & 属于\\ 0 & 否则\end{cases}$$

3.2 建立最优化模型：

根据(2.1)(3.1)的分析，以覆盖正方形圆的总半径最小为目标，以相交圆的公共部分的面积占总圆面积不小于大圆面积的5%，以及正方形通信区域内不出现通信盲区为约束条件，建立如下最优化模型：

$$Min \quad \sum_{i=1}^{n} r_i f_i$$

$$S.T \begin{cases} \left.\begin{aligned} & S(i,j) \geq f_i f_j \times 0.05\pi r_i^2 \\ & S(i,j) \geq f_i f_j \times 0.05\pi r_j^2 \end{aligned}\right\} j > i \\ \left.\begin{aligned} & L(i,j) \geq Max(r_i, r_j) \\ & L(i,j) \leq r_i + r_j \end{aligned}\right\} j > i \\ \sum_{i=1}^{n} \pi r_i^2 f_i - \sum_{i=1}^{n-1} \sum_{j=i+1}^{n} S(i,j) f_i f_j \geq S' - S_{ellipse} + S_0 \\ f_i, f_j = \begin{cases} 1 & \text{存在第}i,j\text{个圆} \\ 0 & else \end{cases} \\ i, j = 1 \cdots n \end{cases}$$

3.3 模型求解：

利用数学软件 *Matlab* 搜索求解，得出半径之和为 4314.8 ；3 信道其区域划分及信道安排如图 8 所示：

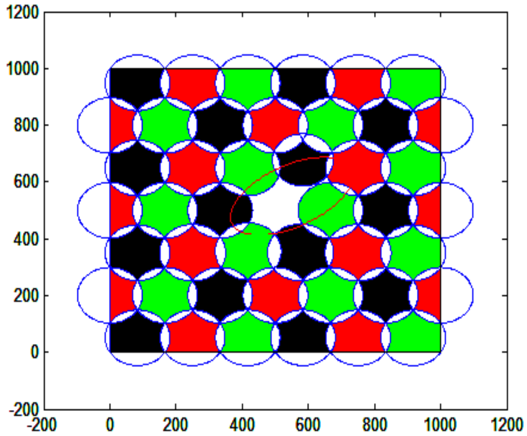

图 8

4 问题（三）模型的建立与求解

4.1 模型解析：

该问题与前两问将正方形完全覆盖不同，考虑将正方形内的点完全覆盖，并且分别考虑正方形内无湖泊和有湖泊的情况。有湖泊的情况是将湖泊内的点去除，故在建立无湖泊情况下的模型后，只要将湖泊内的点去除即可求解有湖泊的情况。

相交面积约束：

当 $L(i,j) \leq r_i + r_j$ 时，两圆相交，公共面积 $S(i,j) \geq \lambda\pi \cdot r^2$，其中：$r = \max(r_i, r_j)$。将其分为三种情况：

$$m \le L(i,j) \le r_i + r_j$$
$$n \le L(i,j) \le m$$
$$0 \le L(i,j) \le n$$

其中 $m = \max(r_i, r_j)$， $n = \min(r_i, r_j)$。

连通性：

假设需要 n 个圆，其中任意一个圆的圆心为 (x_i, y_i)；正方形中任意节点的坐标为 (a_{i1}, b_{i1})；则对于 (a_{i1}, b_{i1}) 而言，必存在一个或一个以上的圆心，使得两点间的距离小于等于圆的半径，即：

$$\exists(x,y) \to (x-a_{i1})^2 + (y-b_{i1})^2 < r^2$$
$$(x,y) \in (x_i, y_i) \ \ (i = 1 \cdots n)$$

4.2 建立最优化模型：

建立以所有圆半径之和最小为目标，以完全覆盖某一簇内所有节点，且有转发任务的相邻一跳覆盖区的公共面积不小于较大一跳覆盖区面积的 5%为约束，建立最优化模型：

$$Min \quad \sum_{i=1}^{n} (r_i \cdot f_i)$$

$$S.T \quad \begin{cases} \cos\theta = \dfrac{L^2 + r_i^2 - r_j^2}{2 \times L \times r_i}, \cos\alpha = \dfrac{L^2 + r_j^2 - r_i^2}{2 \times L \times r_j} \\ S(i,j) = \begin{cases} r_i^2(\theta - 0.5\sin 2\theta) + r_j^2(\alpha - 0.5\sin 2\alpha) & ,m \le L(i,j) \le r_i + r_j \\ r_i^2 \cdot \theta + r_j^2 \cdot \alpha + r_i \cdot L(i,j) \cdot \sin\theta & ,n \le L(i,j) \le m \\ r_i^2 \cdot \theta + r_j^2 \cdot \alpha + r_j \cdot L(i,j) \cdot \sin\alpha & ,0 \le L(i,j) \le n \end{cases} \\ r_i, r_j \in (0,100]; i, j = 1 \cdots n \\ \exists(x,y) \to (x-a_i)^2 + (y-b_j)^2 < L(i,j)^2 \end{cases}$$

4.3 模型求解：

(1)有湖的区域划分方式及信道安排，最小半径之和为：4034.4：

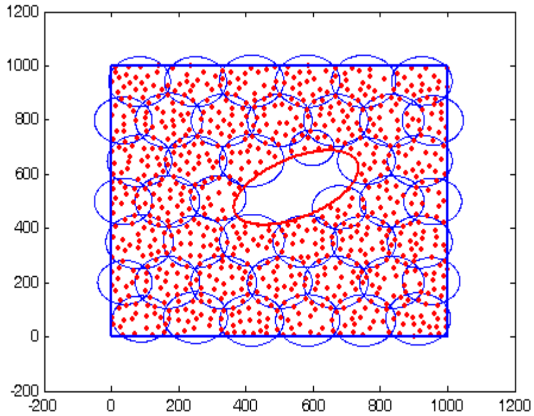

图 9 区域划分方式

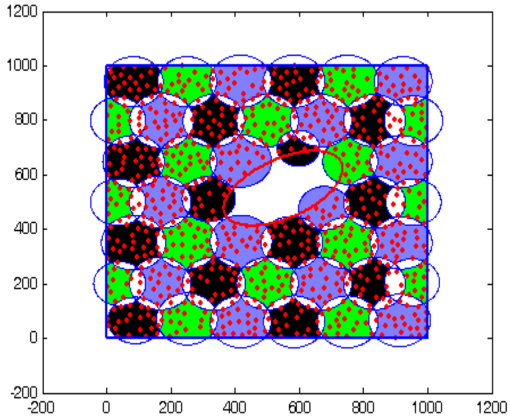

图 10 信道安排

⑵ 无湖情况的区域划分方式及信道安排，最小半径之和为：4213.5：

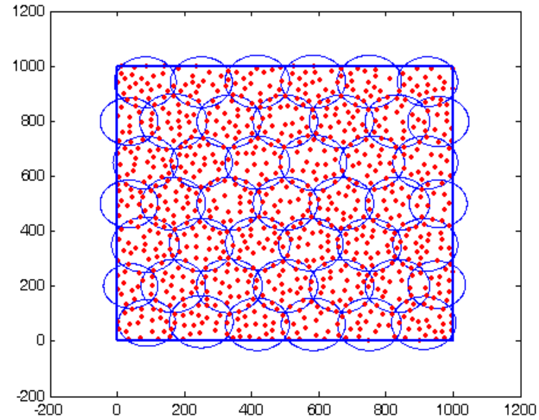

图 11 区域划分方式

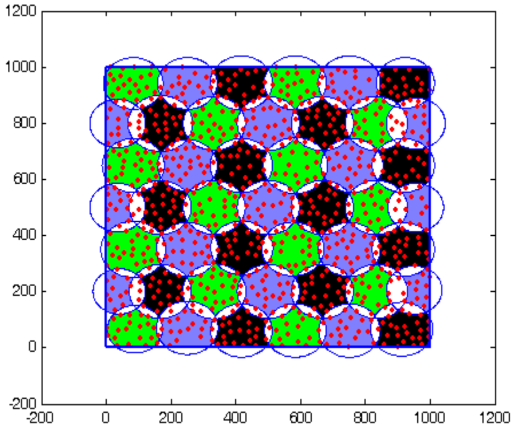

图 12 信道安排

连通的充分、必要条件：

图论中无向图 G 是 k 的连通图的充要条件是 k＋1 小于等于 G 的顶点数。对于任意通信区域，设该区域的节点数量为 M ，对于其连通度 K ，可得出区域连通的充分、必要条件为：

$$K+1\le M$$

对于整个正方形通信区域附表中给定节点数：926，则其连通充分、必要条件为:

$$K+1\le 926 \quad \Rightarrow \quad K\le 925$$

5 问题（四）

本问题研究将网络中前十个节点进行随机移动，求其对整个网络连通性的影响。由于做折线运动的十个节点运动的方向角、速度分别服从在[0，2π] 、[0，2]上均匀分布,属于随机性问题,要想给出他的严格解是根本不可能的,用确定性方法给出其近似解常常也是非常困难的。本文综合考虑了方向角与速度的随机性，建立随机模拟模型，运用 *MATLAB* 编程实现（程序略）。通过大量模拟，得到节点移动后落入空白处概率极小的结论，验证了其对连通性基本无影响。

6 问题（五）

6.1 模型的基本假设：

[1] 假设在一个网络的运行周期内通信节点不作移动；

[2] 假设通信节点间的通信必是一收一发，不存在同时收发的问题；

[3] 假设忽略信息发射、接收和备用状态之间的以及为获取网络结构、路由等公共信息所花的时间和其他资源转换时间；

[4] 假设发射功率近似地与最大传输距离的三次方成正比；

[5] 假设两节点之间原始的平均通信次数与它们之间的距离的平方成反比（仅以初始状态计），每次通信持续时间服从指数分布，平均为 4 个单位时间。

6.2 模型分析：

⑴一个单位时间每个节点平均有 $^{25}\!/_{1200}$ 个原始呼出，因为题目中给出了当任意两个节点之间有通信时，必然是一收一发，不存在同时收发的问题；所以 1 个单位时间每个节点平均有 $^{25}\!/_{1200}$ 个原始呼入。

⑵每次通信时间服从指数分布，每次每个节点与另一节点通信时间平均为 4 个单位。

⑶发射功率近似地与最大传输距离的三次方成正比，发射功率的表达式为：$P=kr^3$ (k 为系数， r 为一跳覆盖区半径) 。

电池覆盖半径为 $r=100$ 时，发送工作总时间是 400 个时间单位，所以 $Q=400P$ ；已知

每个网络节点的能量为 Q，所以发射功率系数 $k=\frac{Q}{4\times10^8}$，发射功率 $P=kr^3$,根据发射、接收和备用相应的能耗比约为11:10:1,推出接受功率 $P'=\frac{10}{11}P$,备用功率 $P''=\frac{1}{11}P$ 。

⑷ 两节点之间原始（不是转发）平均通信次数大致与它们之间的距离的平方成反比（仅以初始状态计）。表明了任意两个节点 A、B 的通信次数 $f(x)$ 是指从 A 出发，到达 B 的通信次数，不考虑跳转过程；同样，A、B 的距离就是 A、B 的欧式距离，记作 x 。任意两个节点通信次数的表达式为： $f(x)=a/x^2$（ a 为系数， x 为两通信节点间的距离）

根据附件 1 给出的数据可以求出任意两个节点的最小距离为 21.95，最大距离为 1377.80。对每个节点来说，在 $f(x)$ 的 1200 个时间单位里对 x 进行积分 $\int_{21.95}^{1377.80} f(x)dx=25$,积分得到系数 $a=557.63$；因此，在 1 个单位时间每个节点到另一节点平均通信次数 $=f(x)/1200=0.465/x^2$.

⑸ 当通信节点之间的距离 $21.95\le x\le r_1$ 时，两个节点在一个一跳覆盖区内，在 1 个单位时间每个节点到另一节点平均的需转发次数为 $f_0=0$；当 $r_1<x\le\sum_{i=1}^{2}r_i$ 时，需转发次数为 $f_1=1$；当 $\sum_{i=1}^{2}r_i<x\le\sum_{i=1}^{3}r_i$ 时，需转发次数为 $f_2=2$；因此，当 $\sum_{i=1}^{k}r_i<R_0\le\sum_{i=1}^{k+1}r_i$ 时，需转发次数为 $f_k=k$ 。其中， r_k 为当两个节点不在一个一跳覆盖区内，从一个节点到另外一个节点的传输过程中所经历的节点所在圆的半径。由此，公共部分节点平均转发次数为：

$$K=\frac{1}{P}\times\sum_{k=1}^{n}\left(k\times\int_{R_1}^{R_2} f(x)dx\right)$$

其中 $R_1=\sum_{i=1}^{k}r_i$， $R_2=\sum_{i=1}^{k+1}r_i$， $\sum_{i=1}^{n}r_i=1377.8$， P 为公共部分节点占总节点的比值。

综上所述电池容量 Q 可表示为：

$$Q=\left(4P(\frac{0.465}{x^2}+K)+4P'(\frac{0.465}{x^2}+K)+4P''(1-(\frac{0.465}{x^2}+K)-4(\frac{0.465}{x^2}+K))\right)\times t$$

其中 t 为第一个退出网络节点的时间。

6.3 建立最小最大模型：

以 2.1、3.1、4.1、6.2 分析为基础，建立最小最大模型。其中，最小是：工作时间最短的节点（第一个退出网络的节点）；最大：第一个退出网络的节点的工作时间最长。

$$Min\left(Max\ \ t\right)$$

$$S.T\quad\begin{cases}S(i,j)=\begin{cases}r_i^2(\theta-0.5\sin2\theta)+r_j^2(\alpha-0.5\sin2\alpha) & ,m\le L(i,j)\le r_i+r_j\\ r_i^2\theta+r_j^2\alpha+r_iL(i,j)\sin\theta & ,n\le L(i,j)\le m\\ r_i^2\theta+r_j^2\alpha+r_jL(i,j)\sin\alpha & ,0\le L(i,j)\le n\end{cases}\\ R_1=\sum_{i=1}^{k}r_i;\ R_2=\sum_{i=1}^{k+1}r;\ \sum_{i=1}^{n}r_i=1377.80;r_i,r_j\in(0,100];i,j=1\cdots n\\ \exists(x,y)\to(x-a_i)^2+(y-b_j)^2<L(i,j)^2\\ Q=\left(P\times A+P^{'}\times A+P^{''}\times(1-2A)\right)\times t\\ \mathrm{A}=4(\frac{0.465}{x^2}+K);P=kr^3;P'=\frac{10}{11}P;P''=\frac{1}{11}P\\ K=\frac{1}{P}\sum_{k=1}^{n}\left(k\int_{r_1}^{r_2}f(x)dx\right);\cos\theta=\frac{L^2+r_i^2-r_j^2}{2\times L\times r_i};\cos\alpha=\frac{L^2+r_j^2-r_i^2}{2\times L\times r_j}\end{cases}$$

6.4 模型求解

在无湖的情况下通过改变搜索因子：圆的半径、圆心坐标、分簇方法。得出较为节能的区域划分方式（具体算法与划分方式略）。

6.5 网络运行状况分析及组网方式的改进意见：

区域划分：

(一) 题中要求的是相邻一跳覆盖区的公共面积不小于较大一跳覆盖区面积的 5%，应该更改为相邻一跳覆盖区的公共区域内节点的个数不小于节点数较多的一跳覆盖区域内节点总数的 5%。

(二) 本题在区域划分上要求全部一跳覆盖区半径之和最小；为了保证网络良好的连通性，可以考虑在区域划分时的要求是保证连通度最大的条件下求最小的全部一跳覆盖区半径之和，得到最大的效费比。

资源分配：

本题在资源分配上要求信道最少；随着现代通讯技术的快速发展，资源问题得到较好的解决；因此用户需求质量更高的网络服务；为了保证网络良好的连通性，可以考虑在资源分配时的要求是保证连通度最大的条件下求最少的信道，得到最大的效费比。

7 问题（六）

本问研究了网络通信质量问题，由于 Ad Hoc 网络的信号传递方式为先到先服务，所以适合用排队论方法进行研究。针对对问题五中区域划分方式的通信质量，本文进行了定量评价，主要运用了排队论中性态问题的研究方法，研究排队系统的概率规律性，对队长分布、等待时间分布和忙期分布等，我们也进行了研究讨论，其中包括瞬态和稳态两种情形，由于篇幅限制在这里不进行详细讨论。

参考资料：

〔1〕吴文虎 王建德， 图论的算法与程序设计，北京：清华大学出版社，1997，3

〔2〕王沫然，Matlab 与科学计算（第二版），北京：电子工业出版社，2003、9

Regional division and distribution of resources about Ad Hoc Network

Guo Wei ,TANG ZHi-gao,ZHAO Wei

Advisor:CAO Hua-lin

(Naval Aeronautical Engineering Academy(Qingdao),Qingdao 266041)

Abstract: Refer to Ad Hoc Network's regional division and the allocation of resources, based on the premise that aims to ensure there is no blind communication area,optimal model are established respectively when there is a lake and no lake,then more satisfactory results are searched by computer.We start mainly with the connectivity of graph theory to study the network's invulnerability, and use maximum flow minimum cut sets theorem on each division to discuss invulnerability. Afterwards, the conclusion that the Ad Hoc network invulnerability has been strong is obtained. Finally, through the minimum and maximum model,more energy regional division ways and channel arrangements are obtained.

Keywords: Set maximum flow minimum cut theorem; Survivability; Minimum largest model.